



Prioritätsbescheinigung über die Einreichung einer Patentanmeldung

Aktenzeichen: 101 47 437.7

Anmeldetag: 26. September 2001


Anmelder/Inhaber: Siemens Aktiengesellschaft,
80333 München/DE

Bezeichnung: System und Verfahren zur dezentralen
Arbitrierung in Kommunikationssystemen,
insbesondere Realtime Ethernet

IPC: H 04 L 12/407

Die angehefteten Stücke sind eine richtige und genaue Wiedergabe der ursprünglichen Unterlagen dieser Patentanmeldung.

München, den 12. Februar 2004
Deutsches Patent- und Markenamt
Der Präsident
Im Auftrag



Handwritten signature of the President of the German Patent and Trademark Office.

Beschreibung

System und Verfahren zur dezentralen Arbitrierung in Kommunikationssystemen, insbesondere Realtime Ethernet

5

Die Erfindung betrifft ein System und Verfahren zur dezentralen Arbitrierung in und von Kommunikationssystemen, insbesondere Realtime Ethernet.

- 10 Unter einem synchronen, getakteten Kommunikationssystem mit Äquidistanz-Eigenschaften versteht man ein System aus wenigstens zwei Teilnehmern, die über ein Datennetz zum Zweck des gegenseitigen Austausches von Daten bzw. der gegenseitigen Übertragung von Daten miteinander verbunden sind. Dabei erfolgt der Datenaustausch zyklisch in äquidistanten Kommunikationszyklen, die durch den vom System verwendeten Kommunikationstakt vorgegeben werden. Teilnehmer sind beispielsweise zentrale Automatisierungsgeräte, Programmier-, Projektierungs- oder Bediengeräte, Peripheriegeräte wie z.B. Ein-/
- 15 Ausgabe-Baugruppen, Antriebe, Aktoren, Sensoren, speicherprogrammierbare Steuerungen (SPS) oder andere Kontrolleinheiten, Computer, oder Maschinen, die elektronische Daten mit anderen Maschinen austauschen, insbesondere Daten von anderen Maschinen verarbeiten. Teilnehmer werden auch Netzwerkknoten oder
- 20 Knoten genannt. Unter Kontrolleinheiten werden im folgenden Regler- oder Steuerungseinheiten jeglicher Art verstanden, aber auch beispielsweise Switches und/oder Switch-Controller. Als Datennetze werden beispielsweise Bussysteme wie z.B. Feldbus, Profibus, Ethernet, Industrial Ethernet, FireWire
- 25 oder auch PC-interne Bussysteme (PCI), etc., insbesondere aber auch isochrones Realtime Ethernet verwendet.
- 30

Datennetze ermöglichen die Kommunikation zwischen mehreren Teilnehmern durch die Vernetzung, also Verbindung der einzelnen Teilnehmer untereinander. Kommunikation bedeutet dabei die Übertragung von Daten zwischen den Teilnehmern. Die zu übertragenden Daten werden dabei als Datentelegramme verschickt,

35

d.h. die Daten werden zu mehreren Paketen zusammengepackt und in dieser Form über das Datennetz an den entsprechenden Empfänger gesendet. Man spricht deshalb auch von Datenpaketen. Der Begriff Übertragung von Daten wird dabei in diesem Dokument völlig synonym zur oben erwähnten Übertragung von Datentelegrammen oder Datenpaketen verwendet.

In verteilten Automatisierungssystemen, beispielsweise im Bereich Antriebstechnik, müssen bestimmte Daten zu bestimmten Zeiten bei den dafür bestimmten Teilnehmern eintreffen und von den Empfängern verarbeitet werden. Man spricht dabei von echtzeitkritischen Daten bzw. Datenverkehr, da ein nicht rechtzeitiges Eintreffen der Daten am Bestimmungsort zu unerwünschten Resultaten beim Teilnehmer führt, im Gegensatz zur nicht echtzeitkritischen, beispielsweise inter- bzw. intranetbasierten Datenkommunikation. Gemäss IEC 61491, EN61491 SERCOS interface - Technische Kurzbeschreibung (http://www.sercos.de/deutsch/index_deutsch.htm) kann ein erfolgreicher echtzeitkritischer Datenverkehr der genannten Art in verteilten Automatisierungssystemen gewährleistet werden.

Automatisierungskomponenten (z.B. Steuerungen, Antriebe,...) verfügen heute im Allgemeinen über eine Schnittstelle zu einem zyklisch getakteten Kommunikationssystem. Eine Ablaufebene der Automatisierungskomponente (Fast-cycle) (z.B. Lageregelung in einer Steuerung, Drehmomentregelung eines Antriebs) ist auf den Kommunikationszyklus synchronisiert. Dadurch wird der Kommunikationstakt festgelegt. Andere, niederperformante Algorithmen (Slow-cycle) (z.B. Temperaturregelungen) der Automatisierungskomponente können ebenfalls nur über diesen Kommunikationstakt mit anderen Komponenten (z.B. Binärschalter für Lüfter, Pumpen,...) kommunizieren, obwohl ein langsamerer Zyklus ausreichend wäre. Durch Verwendung nur eines Kommunikationstaktes zur Übertragung von allen Informationen im System entstehen hohe Anforderungen an die Bandbreite der Übertragungsstrecke.

Können mehrere Teilnehmer über einen gemeinsam genutzten Bus auf eine Ressource zugreifen, muss für den Fall gleichzeitiger Zugriffsanforderungen ein Bus-Arbitrierungsmechanismus existieren.

- 5 Ein gutes Arbitrierungsverfahren sollte folgende Anforderungen erfüllen:
- Eine maximale Verzögerungszeit muss garantiert sein.
 - Unterstützung verschiedener Prioritäten.
 - Zahl der Arbitrierungsleitungen ist unabhängig von der Anzahl der Busteilnehmer.
 - Keine Abhängigkeit von der Teilnehmeranzahl.

15 Bisher werden sowohl zentralisierte als auch dezentrale Arbitrierungsverfahren eingesetzt. Bei den zentralisierten Arbitrierungsverfahren entscheidet ein zentraler Arbiter, welcher Busteilnehmer, der eine Zugriffsanforderung gestellt hat, Zugriff auf den Bus bekommt. Ein Beispiel für ein zentralisiertes Arbitrierungsverfahren ist der Round-Robin Algorithmus.

20 Bei den dezentralen Arbitrierungsverfahren erfolgt die Busarbitrierung dezentral in jedem Busteilnehmer. Ein Beispiel für ein derartiges Verfahren ist der Daisy-Chain Algorithmus.

Im Folgenden wird ein neues dezentrales Arbitrierungsverfahren vorgestellt, das alle obigen Anforderungen erfüllt. Bei diesem Verfahren

- 25
- ist jedem Busteilnehmer eine Arbitrierungseinheit zugeordnet.
 - kann jede Arbitrierungseinheit eines Busteilnehmers z.B. zwei Prioritäten LP und HP unterstützen, wobei LP die niedrige Priorität und HP die hohe Priorität kennzeichnet.
 - Das im folgenden beschriebene Verfahren erlaubt auch die Arbitrierung eines Busses, wenn mehr als zwei Prioritäten erforderlich sind.
 - sind die Arbitrierungseinheiten der Busteilnehmer (bei zwei unterstützten Prioritäten)
- 35
- zu einem niederpriorären Ring
 - und

- zu einem hochprioren Ring
zusammengeschaltet.
- 5 ◦ muss immer die Arbitrierungseinheit eines Busteilnehmers
den niederprioren Ring unterbrechen, damit keine kombina-
torische Rückkopplung auftritt. Dieser Busteilnehmer ist
der niederpriore Ringmaster.
- ist der niederpriore Ringmaster immer der aktuelle Busmas-
ter, der Schreib- und Lesezugriffe über den Bus ausführen
kann.
- 10 ◦ kann jeder Busteilnehmer der niederpriore Ringmaster und
damit Busmaster werden.
- wird ein Busteilnehmer der neue niederpriore Ringmaster,
- wenn bei diesem Busteilnehmer der niederpriore Bus-
Request aktiviert ist
- 15 und
- der bisherige Busmaster bereit ist, sein Buszugriffs-
recht abzugeben
und
- kein weiterer niederpriorer Busrequest eines Busteilneh-
mers zwischen dem alten und dem neuen niederprioren
20 Ringmaster anliegt (siehe unten).
- muss immer die Arbitrierungseinheit eines Busteilnehmers
den hochprioren Ring unterbrechen, damit keine kombinato-
rische Rückkopplung auftritt. Dieser Busteilnehmer ist der
hochpriore Ringmaster.
- 25 ◦ kann jeder Busteilnehmer der hochpriore Ringmaster werden.
- muss ein Busteilnehmer der als Busmaster hochpriore
Schreib- und Lesezugriffe ausführt, sowohl niederpriorer
Ringmaster als auch hochpriorer Ringmaster sein.
- 30 ◦ muss ein Busteilnehmer der als Busmaster niederpriore
Schreib- und Lesezugriffe ausführt, der niederpriore Ring-
master sein.
- ist ein hochpriorer Ringmaster zum Masterwechsel am hoch-
prioren Ring bereit, wenn
- 35 - kein hochpriorer Busrequest bei diesem Busteilnehmer an-
liegt.
Oder

- ein hochpriorer Busrequest anliegt und dieser Busteilnehmer bereits Busmaster ist.

Ist eine von beiden Bedingungen erfüllt, wird am Ausgang der Arbitrierungseinheit des hochprioren Ringmasters der Signalpegel für „HP-Ring freigegeben“ am hochprioren Ring ausgegeben.

Empfängt der hochpriorer Ringmaster den Signalpegel „HP-Ring freigegeben“ den er am Ausgang seiner Arbitrierungseinheit auf den hochprioren Ring gelegt hat, wieder am Eingang seiner Arbitrierungseinheit, hat kein anderer Busteilnehmer einen hochprioren Bus-Request gestellt. In diesem Fall kommt es zu keinem Masterwechsel am hochprioren Ring.

Keine von beiden Bedingungen ist erfüllt, wenn der hochpriorer Ringmaster trotz einem aktivierten hochprioren Busrequest nicht der Busmaster ist. In diesem Fall wird am Ausgang der Arbitrierungseinheit des hochprioren Ringmasters der Signalpegel für „HP-Ring belegt“ am hochprioren Ring ausgegeben.

- wird ein Busteilnehmer ab dem nächsten Bustakt der neue hochpriorer Ringmaster, wenn folgende Bedingungen erfüllt sind
 - der hochpriorer Bus-Request muss aktiviert sein.
 - am Eingang seiner Arbitrierungseinheit muss der Signalpegel für „HP-Ring freigegeben“ anliegen.

Damit im aktuellen Bustakt diese Bedingungen nicht auch bei anderen Busteilnehmern erfüllt werden und es nur einen hochprioren Ringmaster geben darf, gibt dieser Busteilnehmer am Ausgang seiner Arbitrierungseinheit den Signalpegel für „HP-Ring belegt“ am hochprioren Ring aus. Dieser Signalpegel bleibt solange aktiviert bis der neue hochpriorer Ringmaster zum Masterwechsel am hochprioren Ring bereit ist und auf den Signalpegel für „HP-Ring freigegeben“ am hochprioren Ring umschaltet.

- ist nach der Initialisierung des Bussystems ein Busteilnehmer als Busmaster und als hochpriorer Ringmaster vor-eingestellt.

- kann in jeder Arbitrierungseinheit die maximale Zugriffszeit auf den Bus parametrisiert werden.

Voreingestellt ist ein Bustakt. Ein Busmaster kann das Buszugriffsrecht jederzeit vor Ablauf der maximalen Zugriffszeit wieder abgeben.

Hat ein anderer Busteilnehmer einen (nieder- oder hochpriorit.) Bus-Request gestellt, gibt die Arbitrierungseinheit des aktuellen Busmasters das Buszugriffsrecht spätestens nach Ablauf der maximalen Zugriffszeit wieder ab. Ist die maximale Zugriffszeit abgelaufen, erfolgt dieser Masterwechsel auch dann, wenn beim bisherigen Busmaster das Bus-Request noch gesetzt ist. Solange kein anderer Busteilnehmer einen (nieder- oder hochpriorit.) Busrequest stellt, behält der aktuelle Busmaster das Buszugriffsrecht auch nach Ablauf der maximalen Zugriffszeit.

- kann in jeder Arbitrierungseinheit eine Pausezeit parametrisiert werden, die ablaufen muss, bevor ein Busmaster nach Abgabe seines Buszugriffsrechts wieder Busmaster werden kann. Voreingestellt ist ein Bustakt. Diese Pausezeit wird auch dann eingehalten, wenn der Busteilnehmer einen niederpriorit. oder hochpriorit. Bus-Request an seine Arbitrierungseinheit gestellt hat.

Damit ergibt sich folgender Ablauf der Arbitrierung bei zwei unterstützten Prioritäten:

- Solange der aktuelle Busmaster das Buszugriffsrecht behalten will, aktiviert die Arbitrierungseinheit des Busmasters „Bus belegt“ (z.B. eine logische 0) am niederpriorit. Ring.

- Ist der aktuelle Busmaster bereit das Buszugriffsrecht abzugeben, aktiviert dessen Arbitrierungseinheit „Busfreigabe“ (z.B. eine logische 1) am niederpriorit. Ring.

- Damit ein Busteilnehmer, der einen niederpriorit. Bus-Request an seine Arbitrierungseinheit gestellt hat, der neue Busmaster werden kann, müssen folgende Bedingungen erfüllt sein:

- am hochprioren Eingang seiner Arbitrierungseinheit muss der Signalpegel für „HP-Ring freigegeben“ anliegen.
- am niederprioren Eingang seiner Arbitrierungseinheit muss der Signalpegel für „Busfreigabe“ anliegen.
- 5 - die parametrisierte Pausezeit zwischen Abgabe und erneutem Erhalt des Buszugriffsrechts muss abgelaufen sein.

Sind alle Bedingungen erfüllt, wird dieser Busteilnehmer ab dem nächsten Bustakt der neue Busmaster. Damit im aktuellen Bustakt diese Bedingungen nicht auch bei anderen

10 Busteilnehmern erfüllt werden und es nur einen Busmaster geben darf, gibt dieser Busteilnehmer am Ausgang seiner Arbitrierungseinheit den Signalpegel für „Bus belegt“ am niederprioren Ring aus. Dieser Signalpegel bleibt solange aktiviert bis der neue Busmaster bereit ist das Bus-

15 zugriffsrecht wieder abzugeben und auf den Signalpegel für „Busfreigabe“ am niederprioren Ring umschaltet. Empfängt ein Busmaster den Signalpegel „Busfreigabe“ den er am Ausgang seiner Arbitrierungseinheit auf den niederprioren Ring gelegt hat, wieder am Eingang seiner Arbitrierung-

20 seinheit, sind im aktuellen Bustakt von keinem Busteilnehmer die Bedingungen für einen Masterwechsel am Bus erfüllt worden. In diesem Fall behält der aktuelle Busmaster das Buszugriffsrecht und kann weitere Schreib- oder Lesezugriffe auf die gemeinsam genutzten Ressourcen ausführen, bis ein anderer Busteilnehmer einen Bus-Request stellt.

25 Damit ein Busteilnehmer, der einen hochprioren Bus-Request an seine Arbitrierungseinheit gestellt hat, der neue Busmaster werden kann, müssen folgende Bedingungen erfüllt sein:

- 30 ◦ der Busteilnehmer muss der hochpriore Ringmaster sein.
- am niederprioren Eingang seiner Arbitrierungseinheit muss der Signalpegel für „Busfreigabe“ anliegen.
- die parametrisierte Pausezeit zwischen Abgabe und erneutem Erhalt des Buszugriffsrechts muss abgelaufen sein.

35 Sind alle Bedingungen erfüllt, wird dieser Busteilnehmer ab dem nächsten Bustakt der neue Busmaster.

Es gelten wiederum dieselben Aussagen, die schon oben beschrieben wurden.

- Da die Arbitrierungseinheiten der Busteilnehmer einen Ring bilden, ist mit dieser Methode eine Gleichbehandlung der Busteilnehmer und eine maximale Verzögerungszeit von Bus-Request zu Buszuteilung sichergestellt.

Sind weitere Prioritäten gefordert, ist für jede zusätzliche Priorität ein weiterer Prioritäts-Ring erforderlich.

Ansonsten gelten obige Aussagen weiterhin, mit folgender Verallgemeinerung:

- Damit ein Busteilnehmer, der einen Bus-Request einer gegebenen Priorität N an seine Arbitrierungseinheit gestellt hat, der neue Busmaster werden kann, müssen folgende Bedingungen erfüllt sein:

- an jedem der höherprioren Eingänge seiner Arbitrierungseinheit muss jeweils der Signalpegel für „Ring freigegeben“ anliegen.
- der Busteilnehmer muss der Ringmaster dieser Prioritätsebene N sein.
- am niederprioren Eingang seiner Arbitrierungseinheit muss der Signalpegel für „Busfreigabe“ anliegen.
- die parametrisierte Pausezeit zwischen Abgabe und erneutem Erhalt des Buszugriffsrechts muss abgelaufen sein.

Sind alle Bedingungen erfüllt, wird dieser Busteilnehmer ab dem nächsten Bustakt der neue Busmaster.

Dieses Verfahren erfüllt alle Anforderungen an ein leistungsfähiges Arbitrierungsverfahren, bei einem gleichzeitig minimalen Planungs- und Projektierungsaufwand.

Der Einsatz des beschriebenen Arbitrierungsverfahrens ist insbesondere bei der Echtzeit-Ethernet-Kommunikation im Feldbus-Bereich möglich.

Von besonderem Vorteil ist es darüber hinaus, dass die offenbarten Verfahren in Automatisierungssystemen, insbesondere

bei und in Verpackungsmaschinen, Pressen, Kunststoffspritzmaschinen, Textilmaschinen, Druckmaschinen, Werkzeugmaschinen, Robotor, Handlingssystemen, Holzverarbeitungs-
maschinen, Glasverarbeitungs-
maschinen, Keramikverarbeitungs-
maschinen sowie
5 Hebezeugen eingesetzt bzw. verwendet werden können.

Im Weiteren werden bevorzugte Ausführungsbeispiele der Erfindung mit Bezugnahme auf die Zeichnungen näher erläutert. Es zeigen:

10

Fig.1a Arbitrierung mit einer Priorität -
Zustand nach Reset, Teilnehmer 2 ist Busmaster

15

Fig.1b Arbitrierung mit einer Priorität -
Teilnehmer 1 und 4 aktivieren Busrequest; Teilnehmer 4 wird Busmaster incl. Timing-Diagramm

20

Fig.1c Arbitrierung mit einer Priorität -
Teilnehmer 4 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 1 wird Busmaster incl. Timing-Diagramm

25

Fig.1d Arbitrierung mit einer Priorität -
Teilnehmer 1 deaktiviert Busrequest und bleibt Busmaster incl. Timing-Diagramm

30

Fig 2a Arbitrierung mit 3 Prioritäten -
Zustand nach Reset; Teilnehmer 2 ist Busmaster

Fig 2b Arbitrierung mit 3 Prioritäten -
Teilnehmer 3, 4 und 5 aktivieren Busrequests unterschiedlicher Priorität; Teilnehmer 5 wird Busmaster

35

Fig 2c Arbitrierung mit 3 Prioritäten -
Teilnehmer 5 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 4 wird Busmaster

- Fig 2d Arbitrierung mit 3 Prioritäten -
Teilnehmer 4 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 3
wird Busmaster
- 5 Fig 2e Arbitrierung mit 3 Prioritäten -
Teilnehmer 4 und 6 aktivieren Busrequests unter-
schiedlicher Priorität; Teilnehmer 3 deaktiviert
Busrequest; Teilnehmer 6 wird Busmaster
- 10 Fig 3a Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teil-
nehmern -
Zustand nach Reset; Teilnehmer 2 ist Busmaster
- 15 Fig 3b Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teil-
nehmern -
Teilnehmer 1, 3 und 4 aktivieren Busrequests unter-
schiedlicher Priorität; Teilnehmer 3 wird Busmaster
- 20 Fig 3c Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teil-
nehmern -
Teilnehmer 2 aktiviert Busrequest; Teilnehmer 3 de-
aktiviert Busrequest; Teilnehmer 4 wird Busmaster
- 25 Fig 3d Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teil-
nehmern -
Teilnehmer 3 aktiviert Busrequest; Teilnehmer 4 de-
aktiviert Busrequest; Teilnehmer 1 wird Busmaster
- 30 Fig 3e Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teil-
nehmern -
Teilnehmer 1 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 3
wird Busmaster
- 35 Fig 3f Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teil-
nehmern -
Teilnehmer 3 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 2
wird Busmaster

Fig 3g Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teilnehmern -
Teilnehmer 2 deaktiviert Busrequest und bleibt Busmaster

5

Die Figuren 1a - 1d zeigen die Arbitrierung mit nur einer Priorität

Der Ringmaster, der den Arbitrierungsring unterbricht, ist in diesem Fall immer auch der Busmaster.

10

Das Prinzip und das Timing zeigt folgendes Ausführungsbeispiel.

Fig 1a zeigt den Zustand nach Reset: Teilnehmer 2 ist Busmaster und Ringmaster, solange kein Request aktiviert ist.

15

Bei Fig 1b ist der alte Busmaster Teilnehmer 2 (siehe Fig 1a); Teilnehmer 1 und 4 aktivieren den Busrequest. Teilnehmer 4 wird der neue Busmaster, unterbricht den Arbitrierungsring und aktiviert Ring belegt.

20

Bei Fig 1c deaktiviert Teilnehmer 4 den Busrequest, gibt den Datenbus ab und Teilnehmer 1 wird der neue Datenbus-Master.

25

Bei Fig 1d deaktiviert der bisherige Busmaster Teilnehmer 1 (Tn1) den Busrequest, bleibt jedoch Busmaster bis bei einem anderen Teilnehmer der Busrequest aktiviert wird.

Zur Unterstützung für eine Arbitrierung mit $N \geq 2$ Prioritäten (N Arbitrierungsprioritäten mit $N \geq 2$) lässt sich obige Ringarbitrierung auf verschiedene Weise kombinieren.

30

Die Ausführungsbeispiele in den Fig. 2a - 2e und Fig. 3a - 3g zeigen einige Kombinationsmöglichkeiten.

35

Die Fig. 2a - 2e zeigen ein Verfahren für 3 Prioritäten, welches infolgedessen 3 Arbitrierungsringe erfordert.

Datenbus-Master ist bei diesem Verfahren immer der Ringmaster der niederpriorsten Rings. Beim Ringmaster-Wechsel gelten pro Arbitrierungsring weiterhin die entsprechenden Timing-Diagramme der Fig. 1a - 1d.

5

Das Prinzip wird durch folgendes Ausführungsbeispiel gezeigt:

Fig 2a zeigt den Zustand nach Reset: Tn 2 ist Busmaster, solange kein Busrequest aktiviert wird.

10

Bei Fig 2b ist der alte Busmaster:Tn 2; im selben Bustakt aktiviert Tn 3: Request-Prio 3, Tn 4: Request-Prio 2, Tn 5: Request-Prio 1

⇒ Tn 5 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 1

15

⇒ Tn 4 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2

⇒ Tn 5 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 3, obwohl bei Tn 3 ein Request-Prio 3 aktiv ist.

20

Tn 3 könnte nur dann neuer Ringmaster der Priorität 3 werden, wenn kein Request einer höheren Priorität aktiv ist.

Bei diesem Verfahren wird immer der Teilnehmer Ringmaster der Priorität 3, der den Busrequest mit der höchsten Priorität gestellt hat. Jeder Ringmaster der Priorität 3 ist gleichzeitig auch Datenbus-Master. Deshalb wird Tn 5 der neue Busmaster.

25

Bei Fig 2c ist der alte Busmaster Tn 5, dieser deaktiviert Request-Prio1;

30

aktiv sind: Tn 3 Request-Prio 3, Tn 4 Request-Prio 2

⇒ Tn 5 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 1, da kein anderer Teilnehmer einen Request der Priorität 1 aktiviert hat.

35

⇒ Tn 4 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2 und wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes

der Priorität 3, obwohl bei Tn 3 ein Request-Prio 3 aktiv ist.

Tn 3 könnte nur dann neuer Ringmaster der Priorität 3 werden, wenn kein Request einer höheren Priorität aktiv ist.

- 5 Bei diesem Verfahren wird immer der Teilnehmer Ringmaster der Priorität 3, der den Busrequest mit der höchsten Priorität gestellt hat. Jeder Ringmaster der Priorität 3 ist gleichzeitig auch Datenbus-Master. Deshalb wird jetzt Tn 4 der neue Busmaster.

10

Bei Fig 2d ist der alte Busmaster Tn 4; dieser deaktiviert Request-Prio2;

aktiv sind: Tn 3 Request-Prio 3

15

⇒ Tn 5 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 1, da kein anderer Teilnehmer einen Request der Priorität 1 aktiviert hat.

⇒ Tn 4 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2, da kein anderer Teilnehmer einen Request der Priorität 2 aktiviert hat.

20

⇒ Tn 3 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 3, da kein Request einer höheren Priorität aktiv ist.

Bei diesem Verfahren wird immer der Teilnehmer Ringmaster der Priorität 3, der den Busrequest mit der höchsten Priorität gestellt hat. Jeder Ringmaster der Priorität 3 ist gleichzeitig auch Datenbus-Master. Deshalb wird jetzt Tn 3 der neue Busmaster.

25

30

Zu Fig. 2e aktiviert Tn 4 Request-Prio3 und Tn 6 aktiviert Request-Prio2:

⇒ Tn 6 wird sofort der neue Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2.

Dies ist unabhängig vom Zeitpunkt, zu dem der bisherige Busmaster (d.h. Tn 3) seinen Busrequest deaktiviert.

35

Tn 6 kann jedoch frühestens Busmaster werden, wenn der bisherige Busmaster (d.h. Tn 3) den Busrequest deaktiviert.

Die Priorität des Busrequests vom Busmaster spielt hierbei keine Rolle.

Sobald der bisherige Busmaster Tn 3 den Request-Prio3 deaktiviert, wird Tn 6 der neue Ringmaster der Priorität 3 und somit neuer Busmaster.

Tn 4 wird trotz aktiviertem Request-Prio3 nicht der Ringmaster der Priorität 3, da ein Request einer höheren Priorität aktiv ist.

Nachdem der bisherige Busmaster Tn3 seinen Busrequest deaktiviert hat, ergibt sich die Situation in Fig 2e.

Aktiviert dagegen z.B. Tn 2 den Request-Prio3, bevor der aktuelle Busmaster Tn 6 bereit zur Busabgabe ist (d.h. seinen Busrequest deaktiviert), wird Tn 2 der neue Ringmaster der Priorität 3 und somit neuer Busmaster, wenn Tn 6 den Busrequest deaktiviert und zu diesem Zeitpunkt kein höher priorer Request eines anderen Teilnehmer aktiviert ist.

Tn 4 hat zwar früher als Tn 2 Busrequest-Prio3 aktiviert, wurde jedoch beim Busmaster-Wechsel von Tn3 nach Tn 6 übersprungen.

Aktiviert z.B. Tn 5 Busrequest-Prio1 oder Busrequest-Prio2 bevor der aktuelle Busmaster Tn 2 bereit zur Busabgabe ist, wird beim nächsten Busmaster-Wechsel Tn 4 wieder nicht berücksichtigt.

Der Grund für dieses Problem der Nicht-Berücksichtigung eines Teilnehmers, der den niederpriorsten Busrequest aktiviert, beim Busmaster-Wechsel ist, dass der Ringmaster dieser niedrigsten Priorität in diesem Verfahren immer auch der Busmaster ist.

Um diesen Nachteil, der Nicht-Berücksichtigung eines Teilnehmers beim Busmaster-Wechsel zu vermeiden, ist das oben beschriebene Verfahren so zu modifizieren, dass zusätzlich zu den N Prioritätsringen ein Busmaster-Ring eingeführt wird. Bei 3 Prioritäten sind somit 4 Ringe notwendig: 3 Prioritätsringe und 1 Busmaster-Ring. Im Gegensatz zum oben beschriebenen Verfahren verhält sich der niederpriorste Ring analog zu

den höher prioren Ringen. Busmaster ist in diesem Verfahren der Ringmaster des Busmaster-Rings.

Vorteil der beiden vorgestellten Verfahren ist die Minimierung der Wartezeit eines Teilnehmers der einen hochprioren Busrequest gestellt hat, auf die Buszuteilung.

Nachteil beider Verfahren, ist die Möglichkeit von großen Wartezeiten bei Teilnehmern, die einen niederprioren Busrequest gestellt haben, wenn gleichzeitig viele hochpriorere Busrequests von anderen Teilnehmern anstehen.

Ein weiteres Arbitrierungsverfahren, das auf der Ringstruktur basiert, besitzt die Vorteile der beiden obigen Verfahren, bei gleichzeitiger Verringerung von deren Nachteilen.

Dieses Arbitrierungsverfahren ist gekennzeichnet durch

- N Prioritätsringe, die analog zu den oben beschriebenen funktionieren, wobei $N \geq 2$ ist.
- einen virtuellen Teilnehmer im Prioritätsring (N-1), der die Teilnehmer im Prioritätsring der Priorität N repräsentiert.
- einen virtuellen Teilnehmer im Prioritätsring (N-2), der die Teilnehmer im Prioritätsring der Priorität (N-1) repräsentiert.
- einen virtuellen Teilnehmer im Prioritätsring (N-3), der die Teilnehmer im Prioritätsring der Priorität (N-2) repräsentiert.
- etc.
- einen virtuellen Teilnehmer im Prioritätsring 1, der die Teilnehmer im Prioritätsring der Priorität 2 repräsentiert.
- jeder virtuelle Teilnehmer eines Arbitrierungsrings muss immer wenn ein Teilnehmer des repräsentierten Ringes zur Busabgabe bereit ist, einen Teilnehmer seiner oder einer höheren Prioritätsebene das Buszugriffsrecht überlassen.
- Datenbus-Master ist immer der Ringmaster des Arbitrierungsrings mit der höchsten Priorität.

Die Fig. 3a - 3g zeigen ein Ausführungsbeispiel dieses Arbitrierungsverfahrens mit $N = 3$, d.h., ein Verfahren für 3 Prioritäten und 3 Arbitrierungsringen, wobei

- der Arbitrierungsring der Priorität 3 (d.h. niedrigste Priorität) durch einen virtuellen Tn (Tn-P3) im Arbitrierungsring der Priorität 2 repräsentiert wird.
- der Arbitrierungsring der Priorität 2 durch einen virtuellen Tn (Tn-P2) im Arbitrierungsring der Priorität 1 (d.h. höchste Priorität) repräsentiert wird.

Datenbus-Master ist immer der Ringmaster des Arbitrierungsrings mit der höchsten Priorität. Beim Ringmaster-Wechsel gelten pro Arbitrierungsring weiterhin die entsprechenden Timing-Diagramme der Fig. 1a - 1d.

Fig 3a zeigt den Zustand nach Reset: Tn 2 ist Busmaster, solange kein Busrequest aktiviert wird.

Bei Fig. 3b ist Tn 2 alter Busmaster; im selben Bustakt aktiviert Tn 3: Request-Prio 3, Tn 1: Request-Prio 2, Tn 4: Request-Prio 1.

- ⇒ Tn 3 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsrings der Priorität 3
- ⇒ virtueller Tn-P3 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsrings der Priorität 2
- ⇒ virtueller Tn-P2 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsrings der Priorität 1
- ⇒ Tn 3 wird der neue Datenbus-Master.

Bei Fig. 3c ist Tn 3 aktueller Busmaster; Tn 2 aktiviert Request-Prio 3

Damit sind folgende Busrequests aktiv, wenn der aktuelle Busmaster Tn 3 bereit zum Busmaster-Wechsel ist:

- Tn 2: Request-Prio 3 ist aktiv;
- Tn 1: Request-Prio 2 ist aktiv;
- Tn 4: Request-Prio 1 ist aktiv.

⇒ Tn 2 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 3;

⇒ Tn 1 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2;

5 ⇒ Tn 4 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 1;

⇒ Tn 4 wird der neue Datenbus-Master.

10 Bei Fig 3d ist Tn 4 aktueller Busmaster; Tn 3 aktiviert Request-Prio 1

Damit sind folgende Busrequests aktiv, wenn der aktuelle Busmaster Tn 4 bereit zum Busmaster-Wechsel ist:

- Tn 2: Request-Prio 3 ist aktiv;
- Tn 1: Request-Prio 2 ist aktiv;
- 15 - Tn 3: Request-Prio 1 ist aktiv.

⇒ Tn 2 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 3;

20 ⇒ Tn 1 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2;

⇒ virtueller Tn-P2 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 1;

⇒ Tn 1 wird der neue Datenbus-Master.

25 Bei Fig 3e ist Tn 1 aktueller Busmaster:

Damit sind folgende Busrequests aktiv, wenn der aktuelle Busmaster Tn 1 bereit zum Busmaster-Wechsel ist:

- Tn 2: Request-Prio 3 ist aktiv;
- Tn 3: Request-Prio 1 ist aktiv.

30 ⇒ Tn 2 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 3;

⇒ virtueller Tn-P3 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2;

35 ⇒ Tn 3 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 1;

⇒ Tn 3 wird der neue Datenbus-Master.

Bei Fig 3f ist Tn 3 aktueller Busmaster:

Damit sind folgende Busrequests aktiv, wenn der aktuelle Busmaster Tn 3 bereit zum Busmaster-Wechsel ist:

- Tn 2: Request-Prio 3 ist aktiv.

5

⇒ Tn 2 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 3;

⇒ virtueller Tn-P3 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2;

10 ⇒ virtueller Tn-P2 wird neuer Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 1;

⇒ Tn 2 wird der neue Datenbus-Master.

Bei Fig 3g ist Tn 2 aktueller Busmaster:

15 Damit sind keine Busrequests aktiv, wenn der aktuelle Busmaster Tn 3 bereit zum Busmaster-Wechsel ist:

⇒ Tn 2 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 3;

20 ⇒ virtueller Tn-P3 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 2;

⇒ virtueller Tn-P2 bleibt Ringmaster des Arbitrierungsringes der Priorität 1;

25 ⇒ Tn 2 bleibt Datenbus-Master, bis ein anderer Teilnehmer einen Busrequest aktiviert.

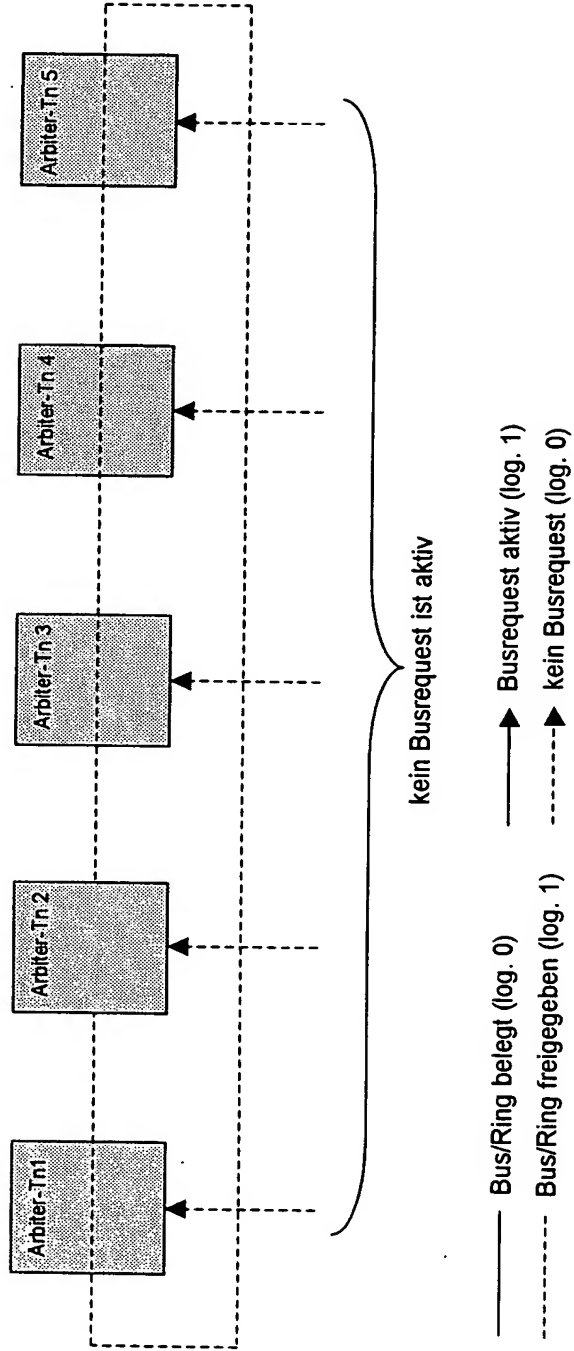
Patentansprüche

1. Verfahren zur dezentralen Arbitrierung in Kommunikations-
systemen mit wenigstens zwei Teilnehmern, insbesondere Real-
5 time Ethernet,
d a d u r c h g e k e n n z e i c h n e t,
dass zumindest zwei unterschiedliche Prioritäten zur Ar-
bitrierung eines Kommunikationssystem unterstützt und ange-
wendet werden, wobei jedem Teilnehmer des Kommunikationssys-
10 tems eine Arbitrierungseinheit zugeordnet ist.

2 System zum Durchführen eines Verfahrens nach Anspruch 1.

Fig.1a

Arbitrierung mit einer Priorität –
Zustand nach Reset, Teilnehmer 2 ist Busmaster



055711007

2/16

Fig. 1b

Arbitrierung mit einer Priorität
Teilnehmer 1 und 4 aktivieren Busrequest; Teilnehmer 4 wird Busmaster incl. Timing-Diagramm

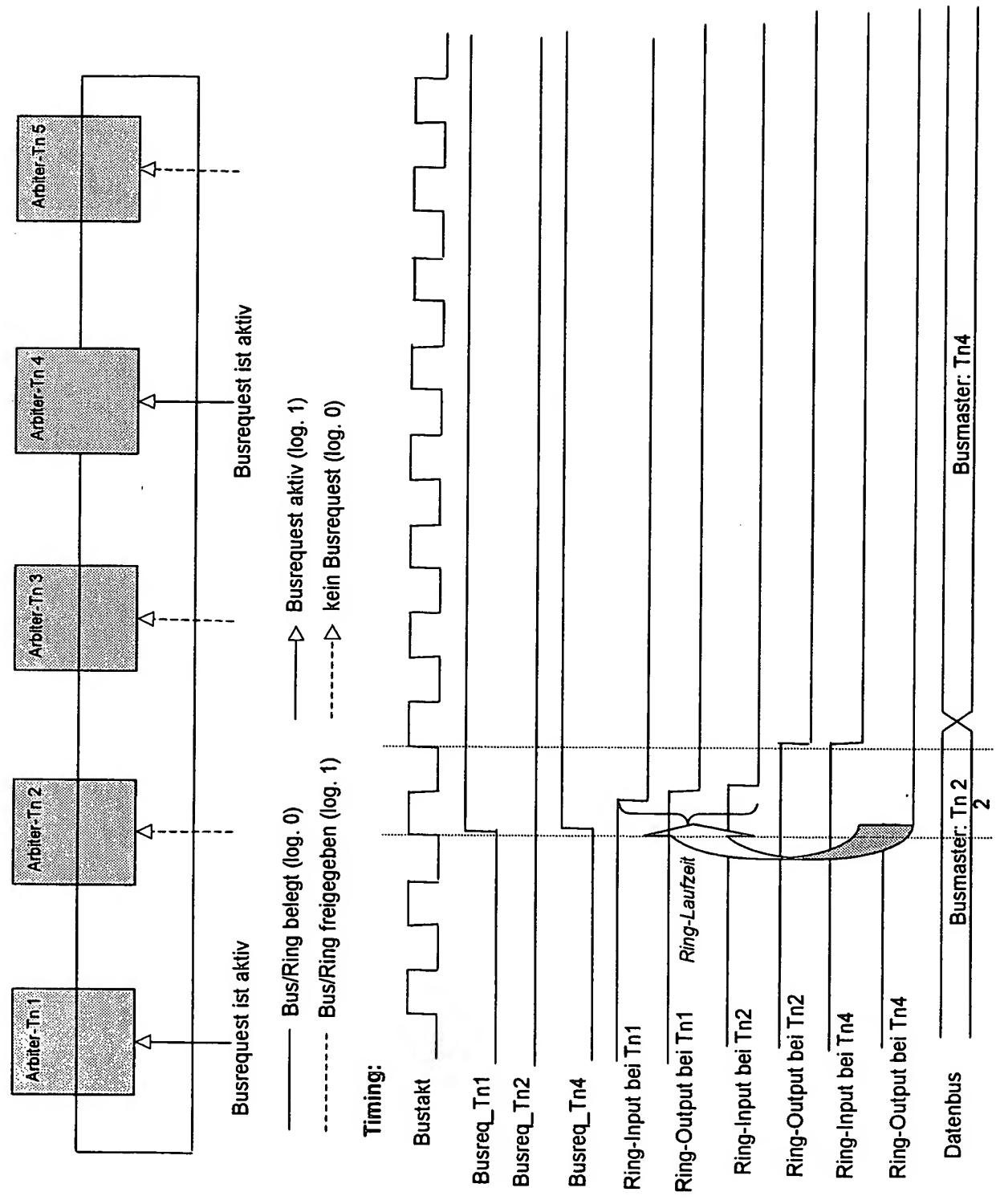


Fig.1c

Arbitrierung mit einer Priorität – Teilnehmer 4 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 1 wird Busmaster incl. Timing-Diagramm

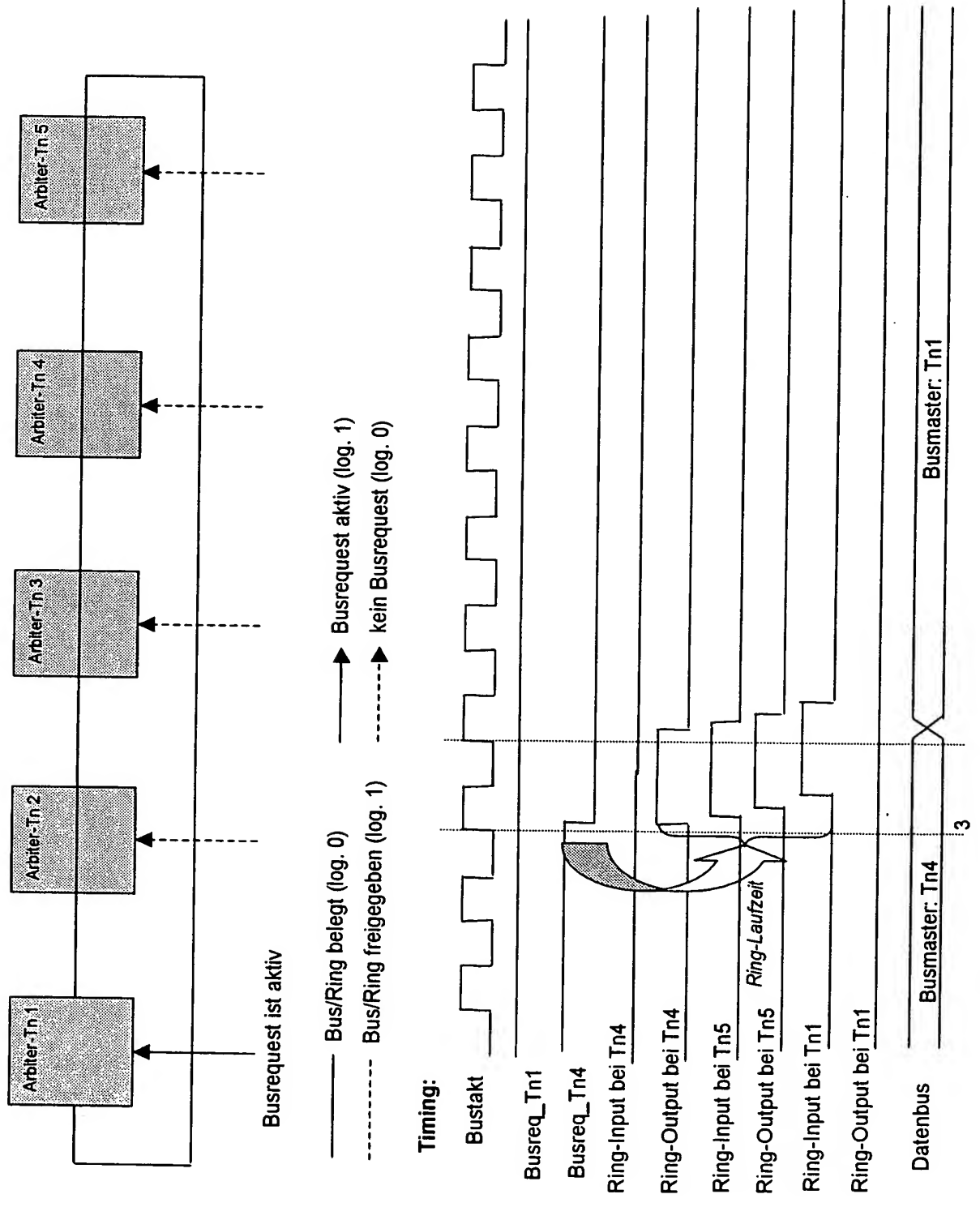


Fig.1d Arbitrierung mit einer Priorität – Teilnehmer 1 deaktiviert Busrequest und bleibt Busmaster incl. Timing-Diagramm

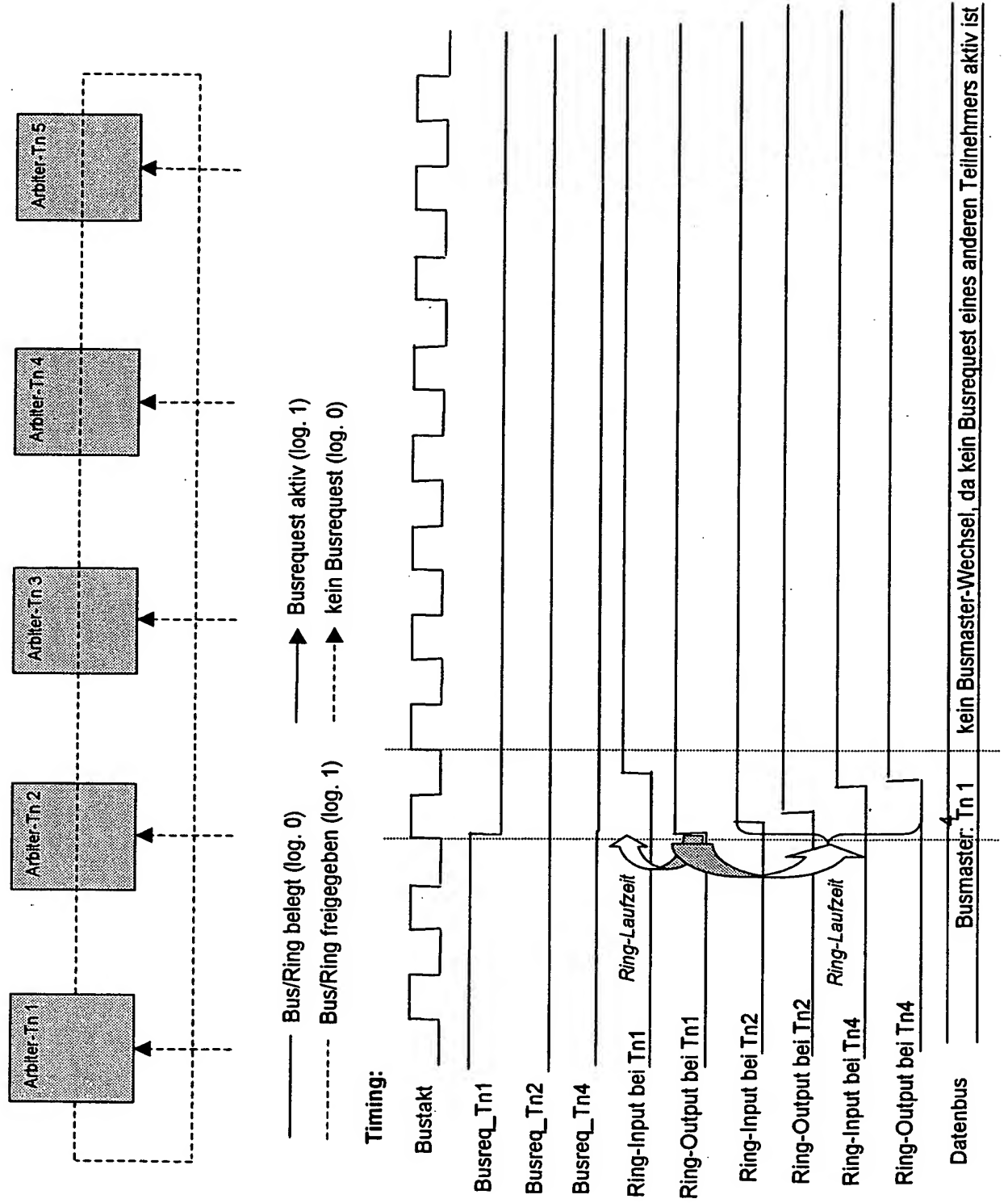
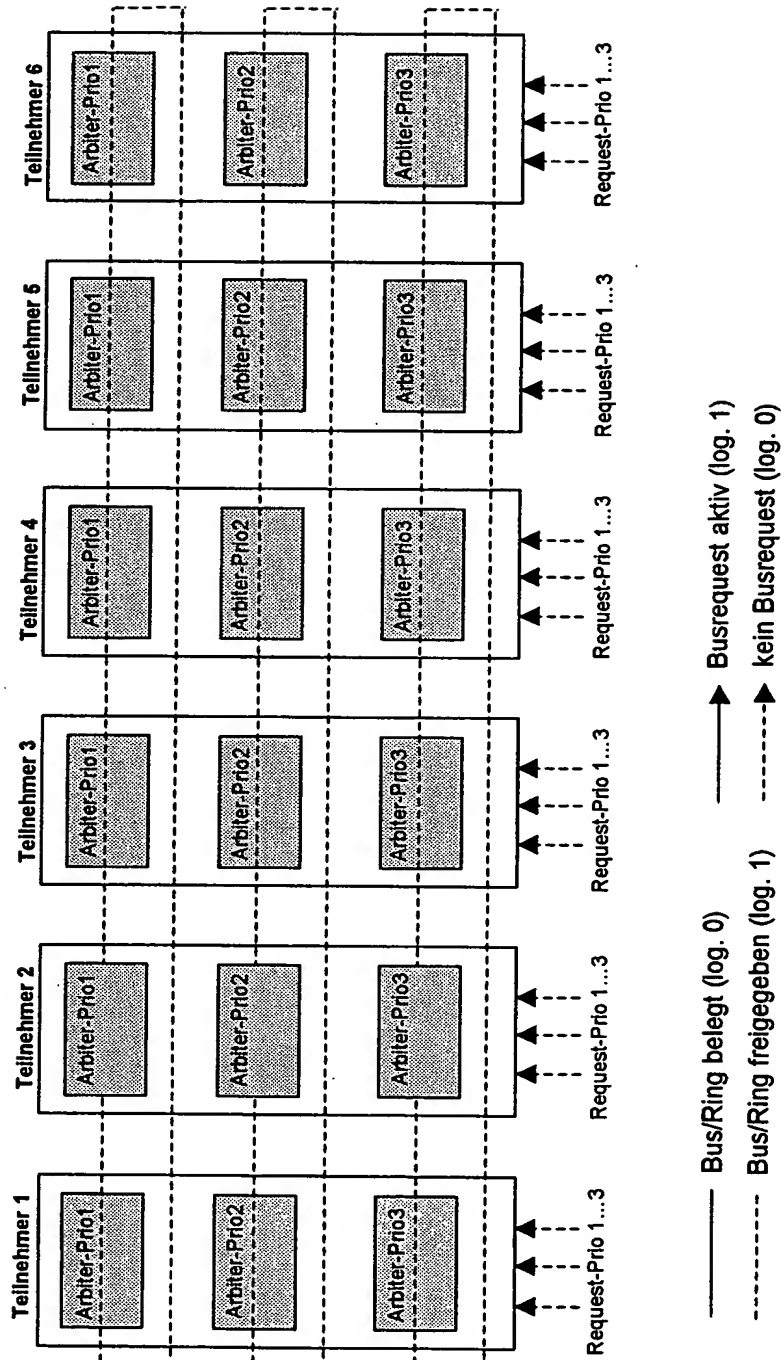


Fig 2a Arbitrierung mit 3 Prioritäten –
Zustand nach Reset; Teilnehmer 2 ist Busmaster



200117550

6116

Fig 2b Arbitrierung mit 3 Prioritäten – Teilnehmer 3, 4 und 5 aktivieren Busrequests unterschiedlicher Priorität; Teilnehmer 5 wird Busmaster

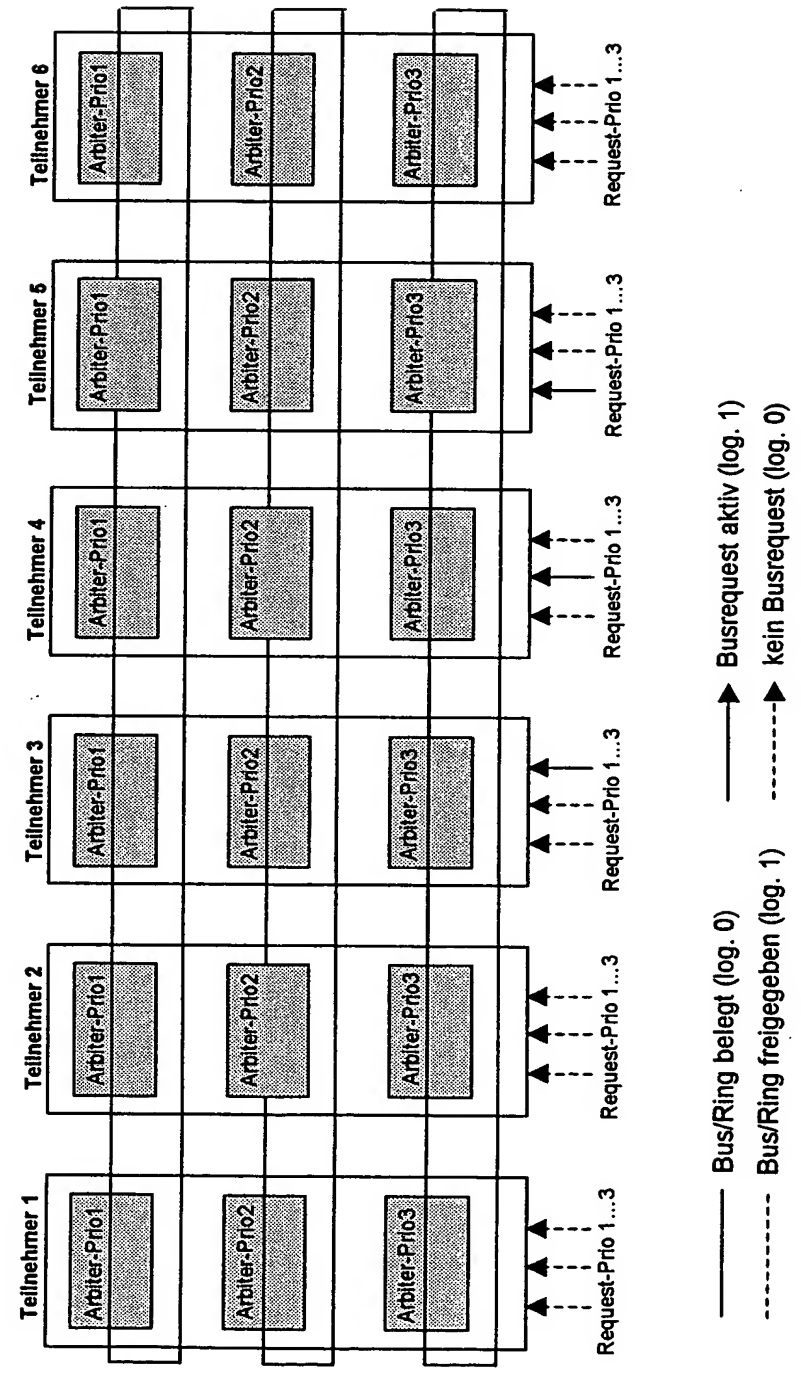
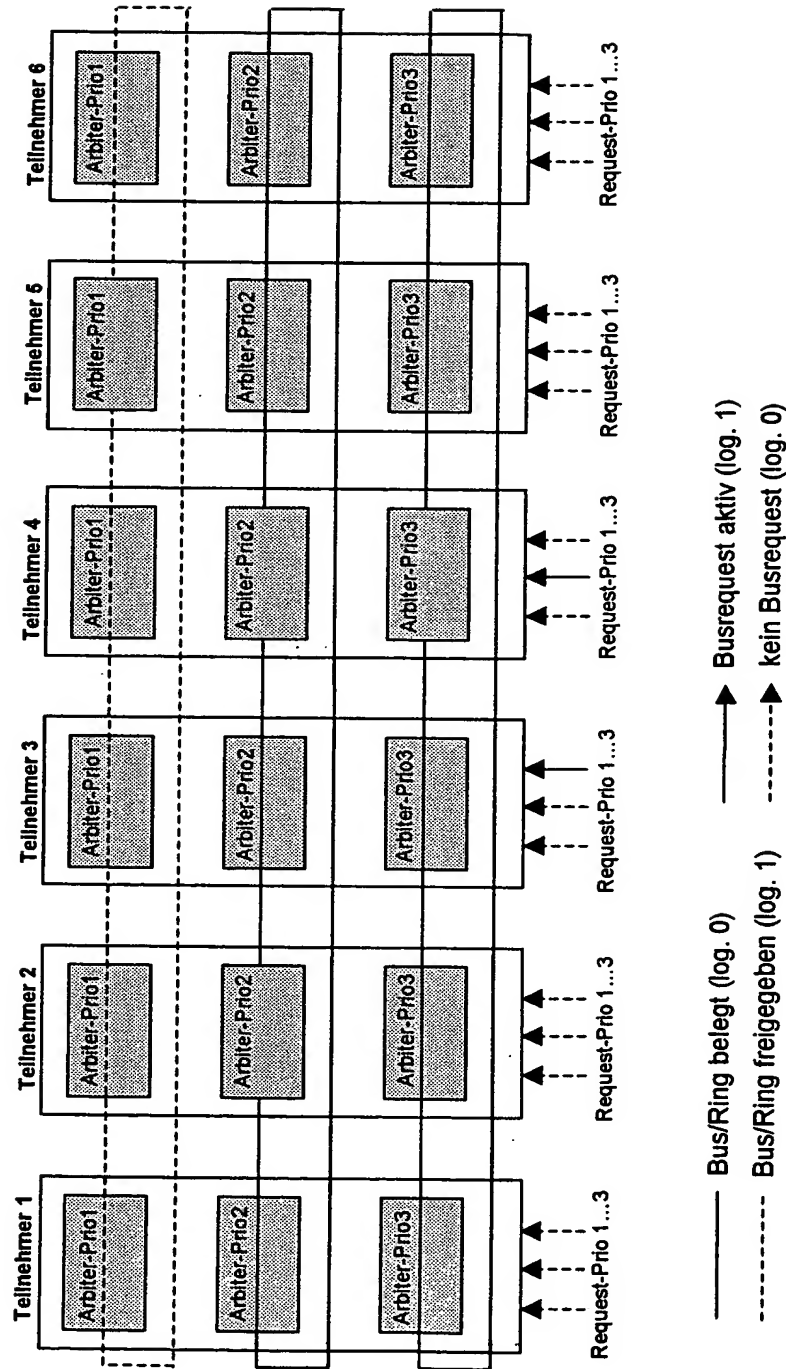


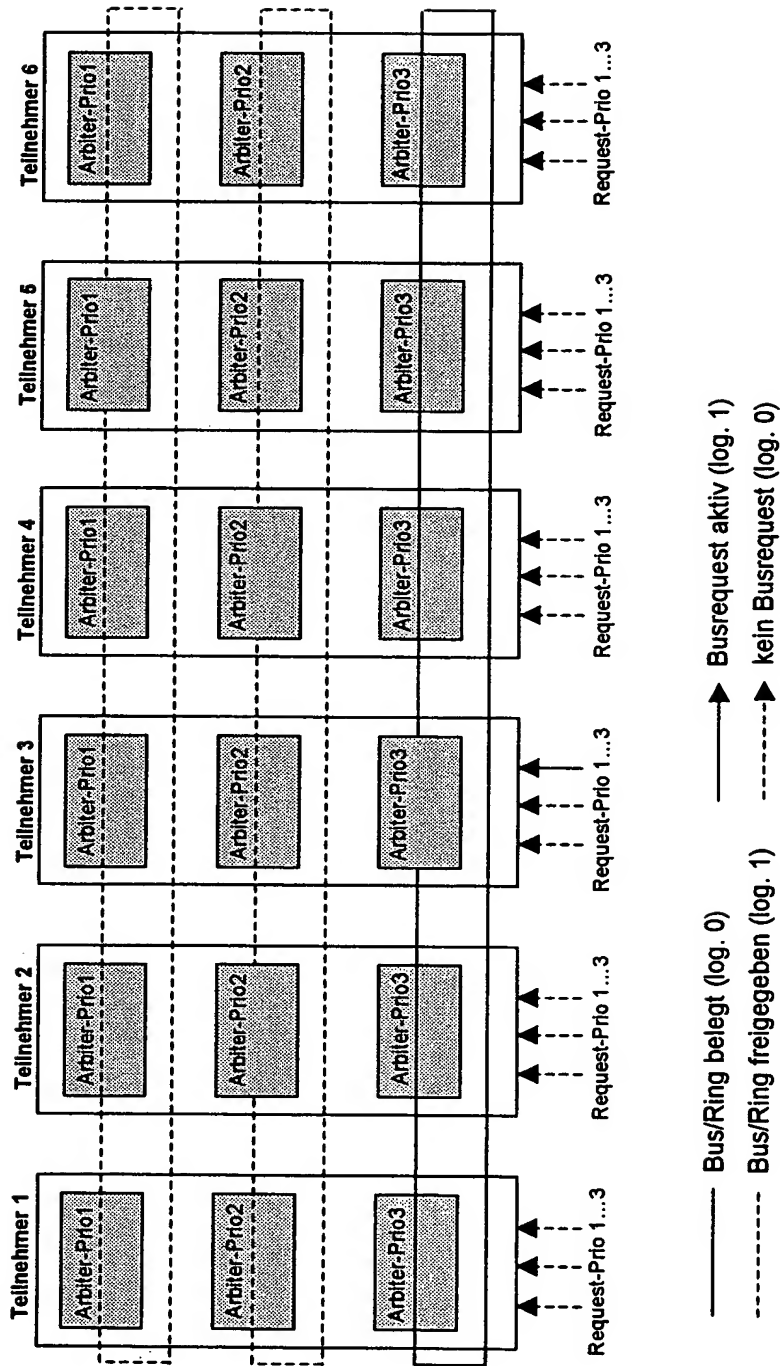
Fig 2c Arbitrierung mit 3 Prioritäten – Teilnehmer 5 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 4 wird Busmaster



200117550

8/16

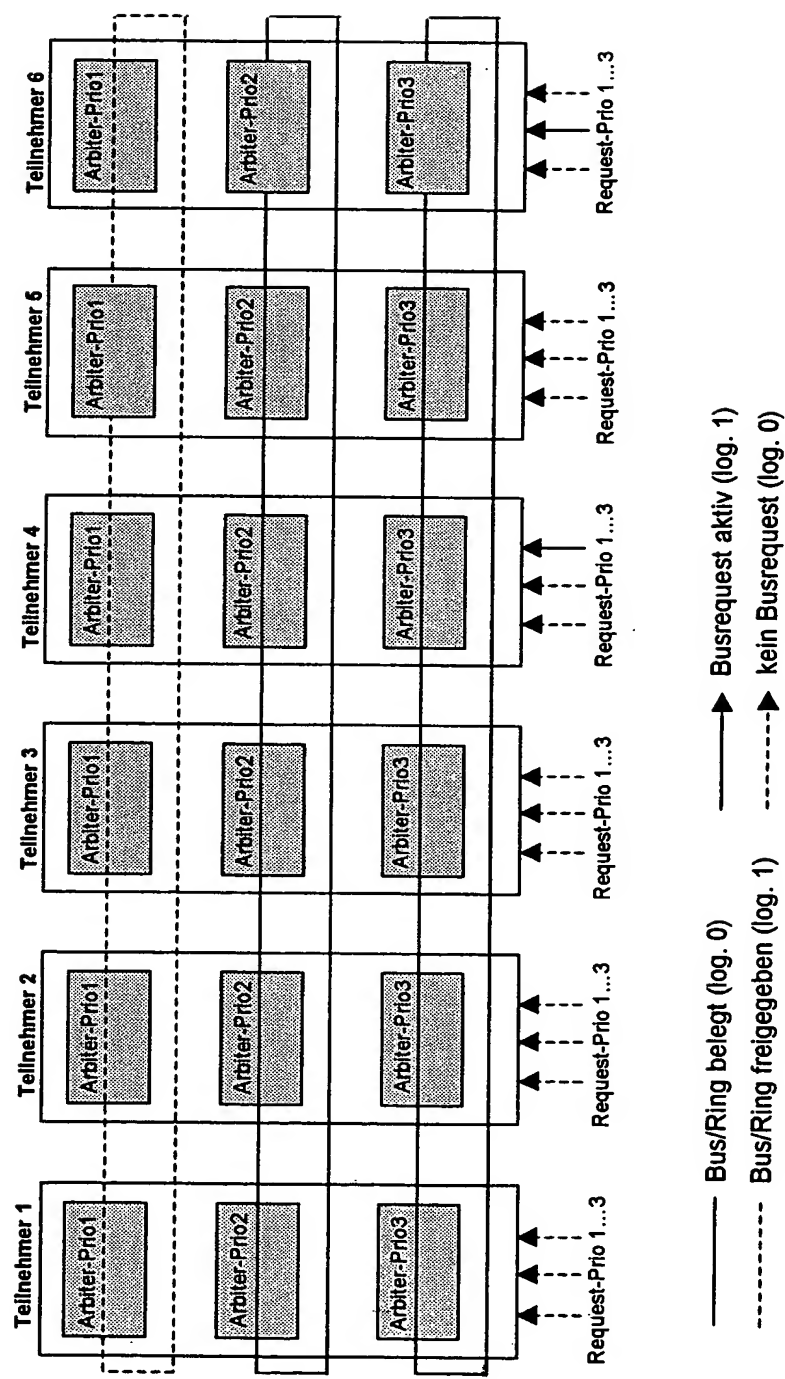
Fig 2d Arbitrierung mit 3 Prioritäten – Teilnehmer 4 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 3 wird Busmaster



2001 17 550

9/16

Fig 2e Arbitrierung mit 3 Prioritäten – Teilnehmer 4 und 6 aktivieren Busrequests unterschiedlicher Priorität; Teilnehmer 3 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 6 wird Busmaster



200117550

10/16

Fig 3a Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teilnehmern – Zustand nach Reset; Teilnehmer 2 ist Busmaster

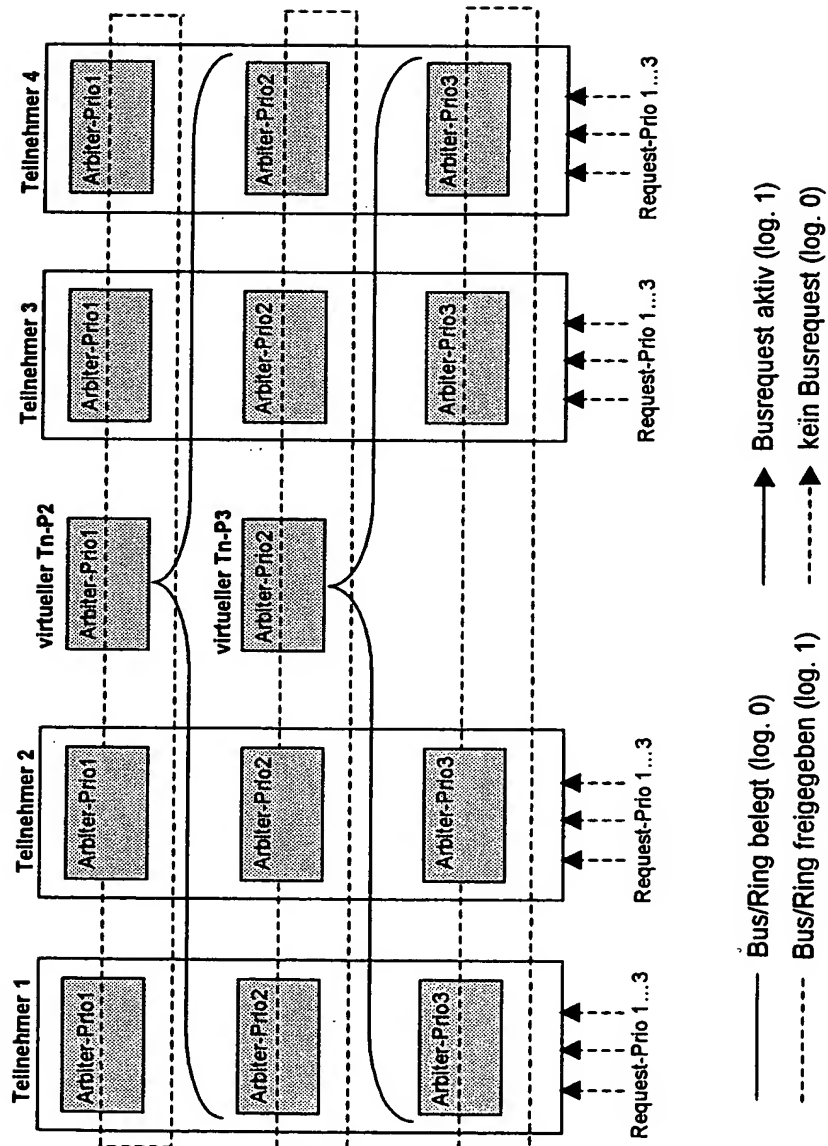


Fig 3b

Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teilnehmern –
Teilnehmer 1, 3 und 4 aktivieren Busrequests unterschiedlicher Priorität; Teilnehmer 2 wird Busmaster

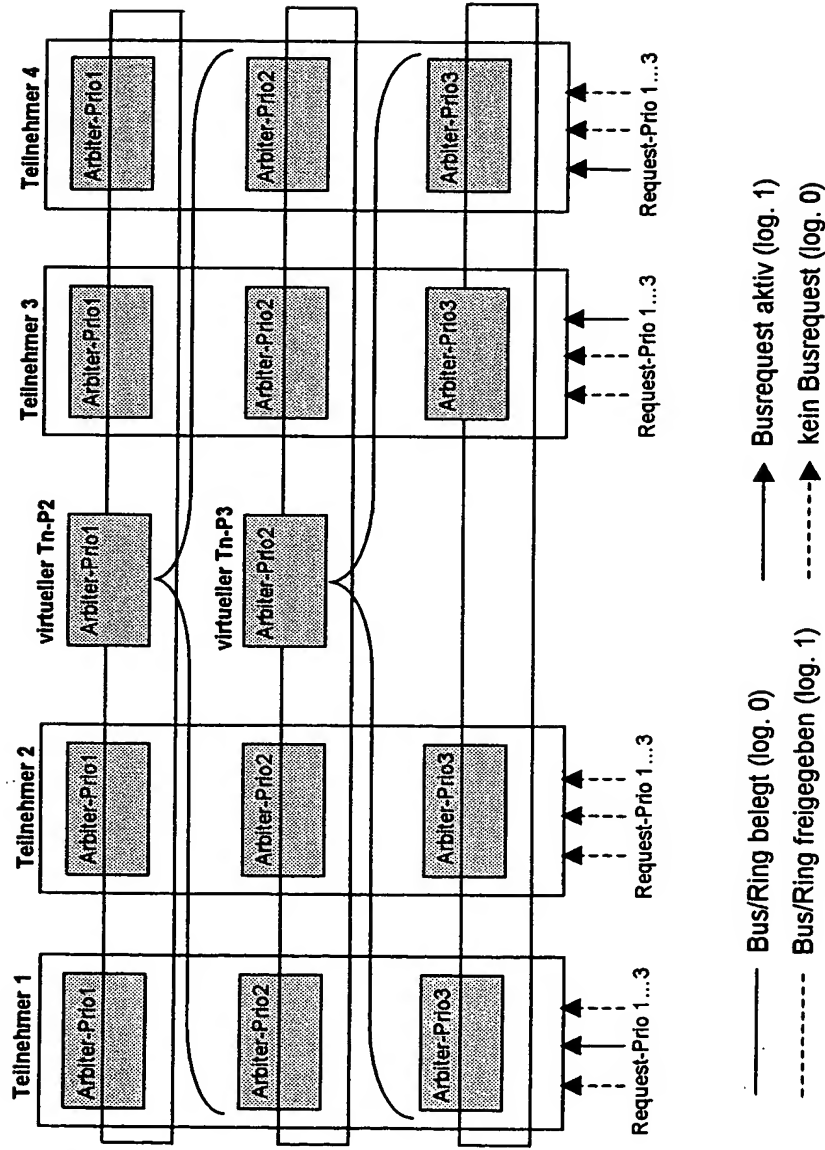


Fig 3c Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teilnehmern –
Teilnehmer 2 aktiviert Busrequest; Teilnehmer 3 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 4 wird Busmaster

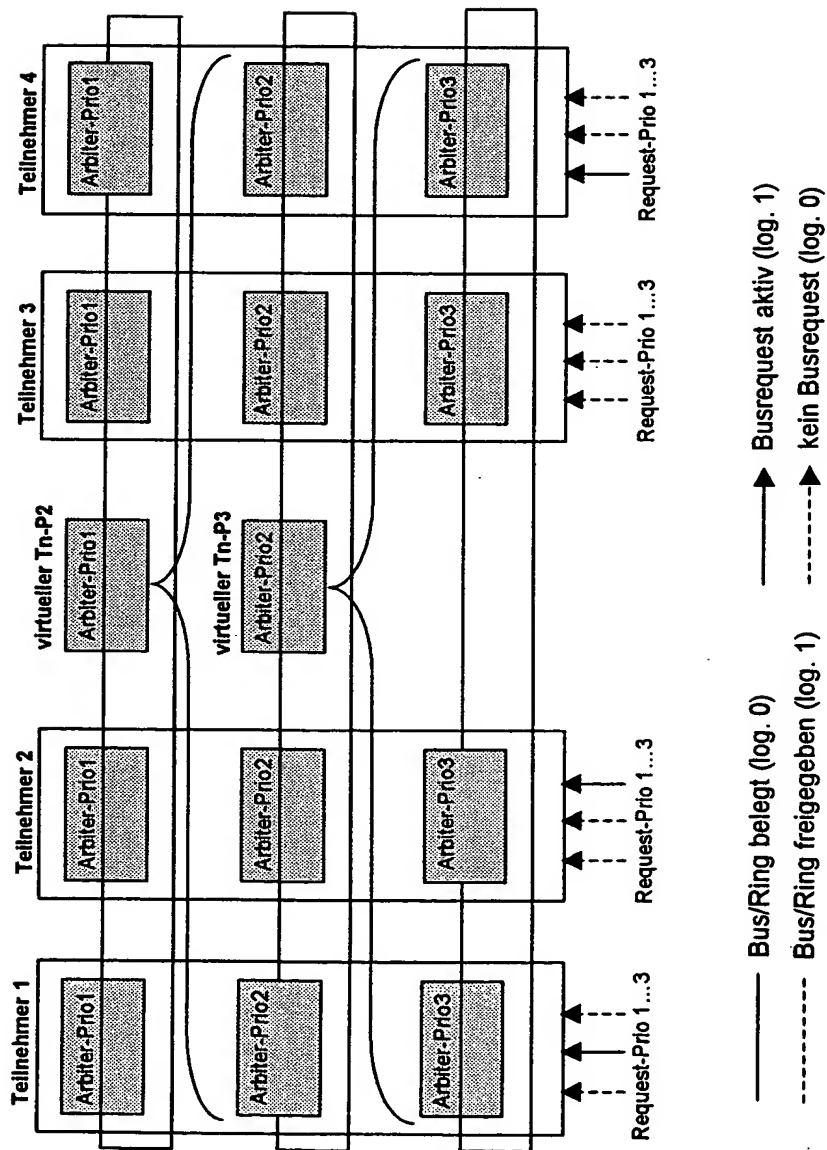
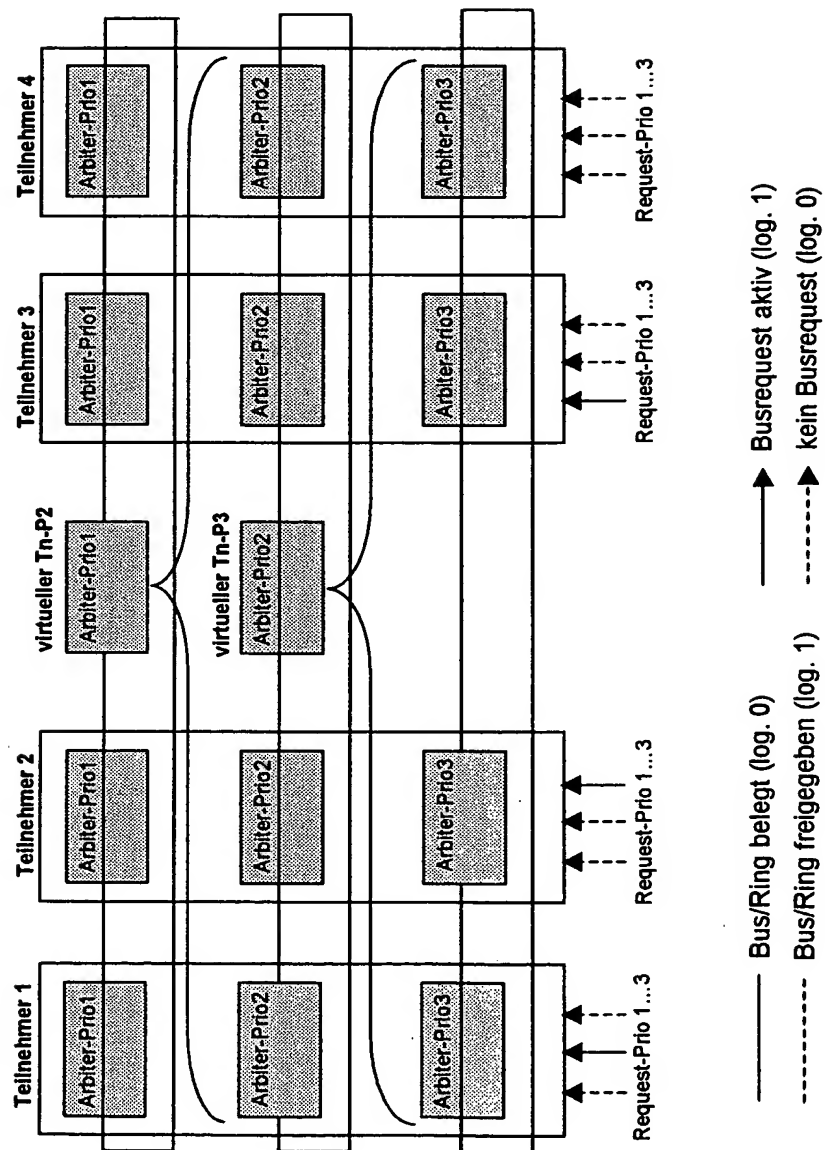


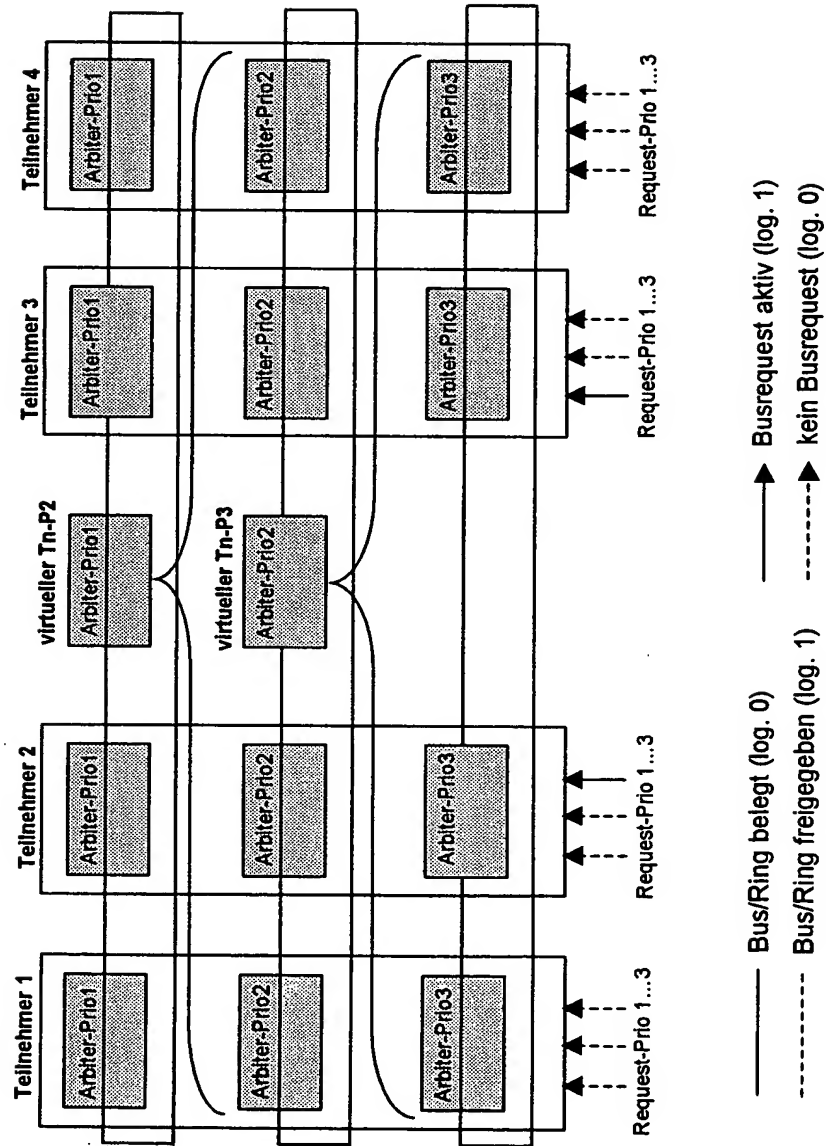
Fig 3d Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teilnehmern – Teilnehmer 3 aktiviert Busrequest; Teilnehmer 4 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 1 wird Busmaster



20017550

14/16

Fig 3e Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teilnehmern – Teilnehmer 1 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 3 wird Busmaster



200117530

15716

Fig 3f Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teilnehmern – Teilnehmer 3 deaktiviert Busrequest; Teilnehmer 2 wird Busmaster

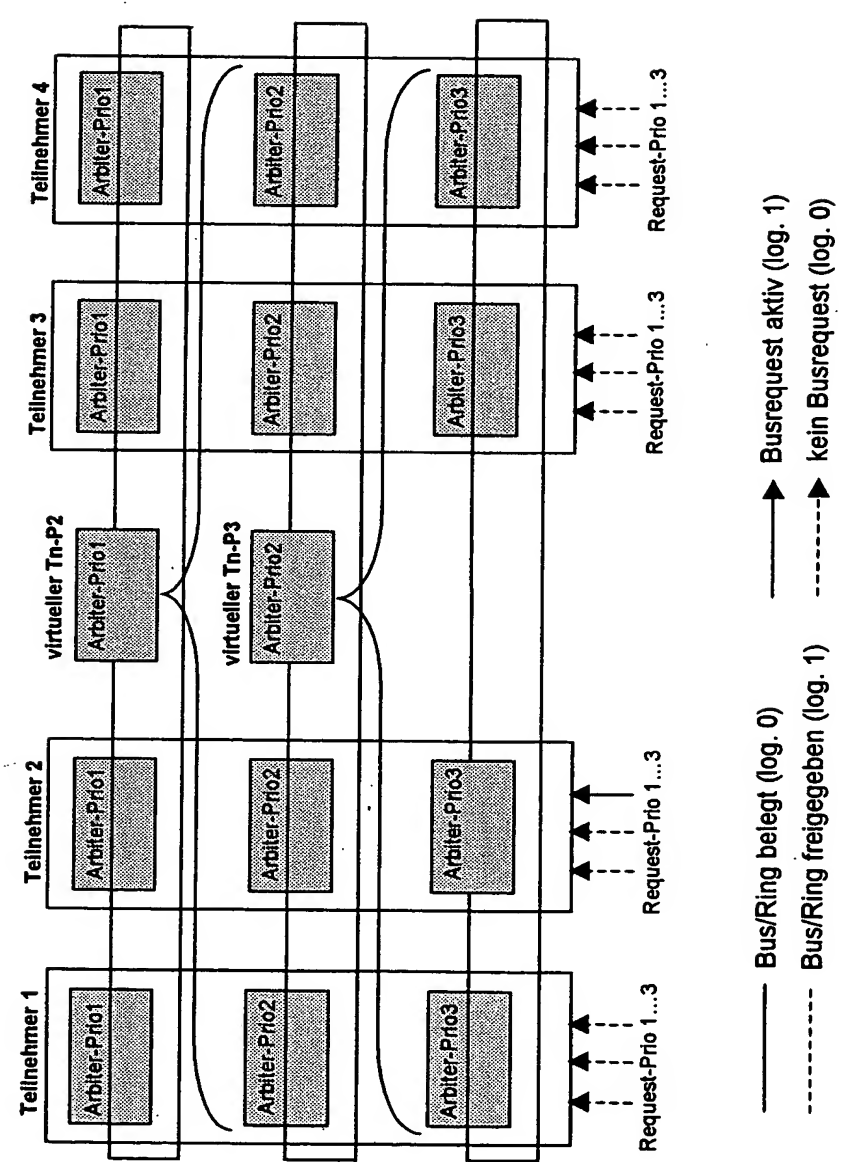


Fig 3g Arbitrierung mit 3 Prioritäten und virtuellen Teilnehmern – Teilnehmer 2 deaktiviert Busrequest und bleibt Busmaster

